

(19)



JAPANESE PATENT OFFICE

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11) Publication number: **63272226 A**

(43) Date of publication of application: **09.11.88**

(51) Int. Cl

**H03M 13/00**  
**G06F 11/10**

(21) Application number: **62107528**

(22) Date of filing: **30.04.87**

(71) Applicant: **SHARP CORP**

(72) Inventor: **YAMAGUCHI TAKESHI**  
**SUGIURA TERUKI**  
**SAKAMOTO NORIAKI**  
**DEGUCHI TOSHIHISA**

(54) **DECODING METHOD FOR REED SOLOMON CODE**

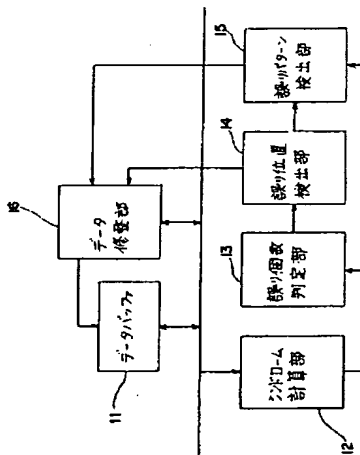
(57) Abstract:

**PURPOSE:** To decrease an error location detecting and processing time by deciding whether or not a mean value of error location is larger than a prescribed value depending on the value calculated based on a coefficient of an error location polynomial, and deciding the element of a Galois field GF substituted into the said polynomial based on the result of decision.

**CONSTITUTION:** A syndrome from a syndrome calculation section 12 is inputted to a display section 13 for the number of errors where the presence of an error and the number to an original data string are estimated and each coefficient of the error location polynomial is calculated, and the result obtained is outputted to an error location detection section 14 and the solution of the given polynomial is obtained based on each of the said coefficients. The result is outputted to a data correction section 16 and an error pattern detection section 15. The detection section 15 calculates the error location from the detection section 14 and the error pattern from the syndrome from the calculation section 12 and the result is outputted to the correction section 16, which reads a data stored in

an address of a data buffer 11 represented by the inputted error location and corrects it and writes the data after the correction into the buffer 11 again.

COPYRIGHT: (C)1988,JPO&Japio



⑩ 日本国特許庁(JP)

⑪ 特許出願公開

⑫ 公開特許公報(A)

昭63-272226

⑬ Int. Cl.<sup>1</sup>

H 03 M 13/00  
G 06 F 11/10

識別記号

3 3 0

庁内整理番号

6832-5J  
P-7368-5B

⑭ 公開 昭和63年(1988)11月9日

審査請求 未請求 発明の数 1 (全7頁)

⑮ 発明の名称 リードソロモン符号の復号方法

⑯ 特 願 昭62-107528

⑰ 出 願 昭62(1987)4月30日

⑱ 発 明 者 山 口 毅 大阪府大阪市阿倍野区長池町22番22号 シャープ株式会社  
内  
⑱ 発 明 者 杉 浦 輝 樹 大阪府大阪市阿倍野区長池町22番22号 シャープ株式会社  
内  
⑱ 発 明 者 坂 本 範 明 大阪府大阪市阿倍野区長池町22番22号 シャープ株式会社  
内  
⑱ 発 明 者 出 口 敏 久 大阪府大阪市阿倍野区長池町22番22号 シャープ株式会社  
内  
⑲ 出 願 人 シャープ株式会社 大阪府大阪市阿倍野区長池町22番22号  
⑳ 代 理 人 弁理士 青 山 葆 外2名

明 細 書

1. 発明の名称

リードソロモン符号の復号方法

2. 特許請求の範囲

(1) ガロア体GF(2<sup>m</sup>)上の元で構成されるリードソロモン符号により符号化されたデータ列からシンジロームを発生させ、このシンジロームより導かれる誤り位置多項式に、上記ガロア体GF(2<sup>m</sup>)の元を逐次代入することにより誤り位置および誤りパターンを求め、上記誤り位置および誤りパターンに基づいて上記データ列の誤りデータを修整するリードソロモン符号の復号方法において、

上記誤り位置多項式 $\sigma(X)$ におけるXの0次の係数 $\sigma_0$ に基づいて算出される値によって、誤り位置の平均値が誤り位置の存在可能範囲を仕切る所定の値より大きいかなかを判定し、その判定結果に基づいて、上記誤り位置多項式に代入する上記ガロア体GF(2<sup>m</sup>)の元を、上記所定の値によって仕切られた一方の範囲に存在する元にしたこと

を特徴とするリードソロモン符号の復号方法。

3. 発明の詳細な説明

<産業上の利用分野>

この発明は、リードソロモン符号の復号方法に関する。

<従来の技術>

近年、記録媒体上において情報をデジタル信号で記録再生する場合や、通信路により情報をデジタル信号で送受信する場合に、誤り訂正符号であるリードソロモン符号を採用したシステムが多くなっている。このリードソロモン符号は、再生信号あるいは受信信号の劣化に伴うデータの誤りを検出して修整することができる符号である。

ガロア体GF(2<sup>m</sup>)上の元により構成される上記リードソロモン符号の復号時における誤り位置検出方法および修整方法は次の手順によって行われる。

(1) 再生データ列あるいは受信データ列よりシンジロームを求める。

(2) 上記シンジロームより誤り個数の判定を行

ない、さらに誤り位置多項式を求める。

(3) 上記誤り位置多項式の解を求める(誤り位置を求める)。

(4) 上記誤り位置とシンジロームとに基づいて、誤りパターンを求める。

(5) 上記誤り位置と誤りパターンとに基づいて、上記再生データ列あるいは受信データ列中の誤りデータを修整する。

ここで、上記手順(3)において、ガロア体 $GF(2^m)$ の原始元を $\alpha$ としたときの、生成多項式 $G(X)$

$$= \prod_{i=r}^{r+d-2} (X + \alpha^i)$$

で表わされる符号長 $n$ のリードソロモン符号を考える。今、上記データ列における $j_1, j_2, \dots, j_t$ の桁に $t$ 個の誤りが生じ、いずれも修整可能であるとすると、誤り位置多項式 $\sigma(X)$ は

$$\begin{aligned} \sigma(X) &= \prod_{\nu=1}^t (X + X_{j_\nu}) \\ &= X^t + \sigma_{t-1} X^{t-1} + \dots + \sigma_1 X + \sigma_0 \end{aligned}$$

と表わされる。ただし、 $X_{j_\nu} = \alpha^{j_\nu}$  ( $\nu = 1, 2, \dots$ ).

#### <問題点を解決するための手段>

上記目的を達成するため、この発明は、ガロア体 $GF(2^m)$ 上の元で構成されるリードソロモン符号により符号化されたデータ列からシンジロームを発生させ、このシンジロームより導かれる誤り位置多項式に、上記ガロア体 $GF(2^m)$ の元を逐次代入することにより誤り位置および誤りパターンを求め、上記誤り位置および誤りパターンに基づいて上記データ列の誤りデータを修整するリードソロモン符号の復号方法において、上記誤り位置多項式の係数 $\sigma$ に基づいて算出される値によって、誤り位置の平均値が誤り位置の存在可能範囲を仕切る所定の値より大きいかなかを判定し、その判定結果に基づいて、上記誤り位置多項式に代入する上記ガロア体 $GF(2^m)$ の元を、上記所定の値によって仕切られた一方の範囲に存在する元にしたことを特徴としている。

ここで、この発明におけるリードソロモン符号の誤り位置検出方法の原理について説明する。

上記誤り位置多項式 $\sigma(X)$ は次の様に展開する

$\dots t$ )。また、各係数 $\sigma_0, \sigma_1, \dots, \sigma_{t-1}$ はシンジロームによって定まる。

従来、データ列中の誤り位置を求めるために $\sigma(X)=0$ の解を求めるに際し、上記誤り位置多項式 $\sigma(X)$ にガロア体 $GF(X)=(2^m)$ の元の $\alpha^k$ を、例えば $k=0, 1, 2, \dots, n-1$ の順序で一律に代入し、代入結果の判定により $\alpha^{j_\nu}$  ( $\nu=1, 2, \dots, t$ )によって表わされる誤りの発生している桁すなわち誤り位置を検出するという方法が用いられている。

#### <発明が解決しようとする問題点>

しかしながら、上記従来の誤り位置検出方法では、ガロア体の元を誤り位置多項式に代入した結果修整不可能であると判定されるような場合も含め、最大 $n$ 回の代入計算を行なう必要があり、リードソロモン符号の復号処理に多大な時間を要するという問題がある。

そこで、この発明の目的は、リードソロモン符号の復号時において、誤り位置検出処理に要する処理時間を短縮することができるリードソロモン符号の復号方法を提供することにある。

ことができる。

$$\begin{aligned} \sigma(X) &= \prod_{\nu=1}^t (X + X_{j_\nu}) \\ &= X^t + (X_{j_1} + X_{j_2} + \dots + X_{j_t}) X^{t-1} + \dots \\ &\quad + X_{j_1} \cdot X_{j_2} \cdot \dots \cdot X_{j_t} \\ &= X^t + \sigma_{t-1} X^{t-1} + \dots + \sigma_0 \end{aligned}$$

ここで、 $X_{j_\nu} = \alpha^{j_\nu}$  より、上式の $X$ の0次項の係数 $\sigma_0$ は

$$\begin{aligned} \sigma_0 &= X_{j_1} \cdot X_{j_2} \cdot \dots \cdot X_{j_t} \\ &= \prod_{\nu=1}^t \alpha^{j_\nu} = \alpha^{\sum_{\nu=1}^t j_\nu} \end{aligned}$$

と表わされる。ただし $0 \leq j_\nu \leq n-1$  ( $\nu=1, 2, \dots, t$ )。さらにいかなる修整可能な第0桁から第 $n-1$ 桁の間にある $t$ 個の誤りの組み合わせに対しても、

$$\sum_{\nu=1}^t j_\nu < 2^m - 1$$

という関係が満足されるならば、以下の関係が成り立つ。すなわち、

$$(1) \quad \sum_{\nu=1}^t (j_\nu - 1) \leq \sum_{\nu=1}^t j_\nu \leq n \cdot t - \sum_{\nu=1}^t j_\nu$$

$$(II) \quad \sum_{\nu=1}^t j_{\nu} \leq \left\lfloor \frac{n-1}{2} \right\rfloor \cdot t \text{ ならば、各 } j_{\nu} \\ (\nu=1, 2, \dots, t) \text{ のうち、} 0 \leq j_{\nu} \leq \left\lfloor \frac{n-1}{2} \right\rfloor \text{ を}$$

満足する  $j_{\nu}$  が必ず存在する。

$$(II)' \quad \text{第 } k+1 \text{ 桁から第 } \ell-1 \text{ 桁の間に } t' \text{ 個の誤} \\ \text{りが存在する場合、} \sum_{\nu=1}^{t'} j_{\nu}' \leq \left\lfloor \frac{k+\ell}{2} \right\rfloor \cdot t' \\ \text{ならば、各 } j_{\nu}' (\nu'=1, 2, 3, \dots, t') \text{ のうち}$$

$$k+1 \leq j_{\nu}' \leq \left\lfloor \frac{k+\ell}{2} \right\rfloor \text{ を満足する } j_{\nu}' \text{ が必ず}$$

存在する。ただし、 $-1 \leq k < \ell \leq n$ 、 $1 \leq t' \leq t$ 。

(III)  $t$  個の誤りの内  $t-1$  個の誤り位置が既知ならば、残りの  $t$  番目の誤り位置は

$$\alpha^{jt} = \sigma_0 / \prod_{\nu=1}^{t-1} \alpha^{j_{\nu}} = \sigma_0 / \alpha^{\sum_{\nu=1}^{t-1} j_{\nu}}$$

により与えられる。

ここで、 $\lfloor x \rfloor$  は  $x$  を超えない正の整数を表す。

したがって、上記(I)、(II)、(II)' および(III)の  
関係を用いることにより、後に詳述するようにガ  
ロア体  $GF(2^m)$  の元を上記誤り位置多項式  $\sigma(X)$

多項式  $\sigma(X)$  の各係数が計算され、得られた結果  
は誤り位置検出部14に出力される。そして、この  
誤り位置検出部14によって、上記誤り個数判定  
部13から入力された誤り位置多項式  $\sigma(X)$  の各  
係数に基づいて、与えられた誤り位置多項式  $\sigma(X)$   
の解が、後に述べる手法により求められる。そし  
て、その結果がデータ修整部16と誤りパターン  
検出部15に出力される。さらに、誤りパターン検  
出部15によって、上記誤り位置検出部14から  
入力された誤り位置および上記シンドローム計算  
部12から入力されるシンドロームから誤りパタ  
ーンが計算され、その結果がデータ修整部16に  
出力される。

このようにして、誤り位置検出部14から入力  
された誤り位置および誤りパターン検出部15か  
ら入力された誤りパターンに基づいて、上記デー  
タ修整部16は、上記入力された誤り位置で示さ  
れる上記データバッファ11上のアドレスに記憶  
されたデータを読み出して修整を施し、再度上  
記データバッファ11に修整後のデータを書き込

$= 0$  に代入する範囲を決めて、代入計算の回数を  
減少することができるのである。

#### 〈実施例〉

以下、この発明を図示の実施例により詳細に説  
明する。

第1図は、この発明におけるリードソロモン符  
号の復号化回路のブロック図である。第1図によ  
り、データバッファ11は、1つのデータが例え  
ば8ビット( $m=8$ )で表わされる符号長  $n$  のリード  
ソロモン符号により符号化されたデータの、再生  
データ列あるいは受信データ列を格納している。  
上記データバッファ11に格納されている上記再  
生データ列あるいは受信データ列は、シンドローム  
計算部12に送られてシンドロームが計算され  
る。そして、上記シンドローム計算部12で計算  
されたシンドロームは、誤り個数判定部13およ  
び誤りパターン検出部15に送られる。そうする  
と、上記誤り個数判定部13によって、入力され  
た上記シンドロームより元データ列に対する誤り  
の有無および個数が推定されると共に、誤り位置

む。

上記(I)、(II)、(II)' および(III)の関係をを用  
いて、上記誤り位置検出部14で実施される再生デ  
ータ列あるいは受信データ列の誤り位置検出処理  
のフローチャートを第2図に示す。以下、第2図  
に従って位置検出処理を説明する。今、上記誤り  
個数判定部13において、誤りが  $t$  個存在すると  
判定されると共に、誤り位置多項式  $\sigma(X)$  が推定  
されたとする。

ステップS<sub>1</sub>で、誤り位置多項式  $\sigma(X)$  におけ  
る  $X$  の0次の係数  $\sigma_0$  に対して、上記(I)の関係を  
満足するか否かが次のようにして判定される。

すなわち、 $\sigma_0 = \alpha^p$  としたとき、次式(A)

$$\sum_{i=1}^t (i-1) \leq p \leq n-1 - \sum_{i=1}^t i \quad \cdots (A)$$

なる関係を満足するか否かが判定される。その結  
果、上記式(A)を満足しない場合はステップS<sub>11</sub>  
に進み、上記誤り個数判定部13で推定した誤り  
個数  $t$  および誤り位置多項式  $\sigma(X)$  が不適であると  
判断され、上記データ列の誤りを修整不可とす

る。一方、上記式(A)を満足する場合はステップS<sub>4</sub>に進む。

ステップS<sub>2</sub>で、 $k=-1, \ell=n, \nu=0$ なる初期設定を行ない、実際の誤り位置検出動作が開始される。

ステップS<sub>3</sub>で、 $\nu$ に1を加算し $h = \lfloor \frac{k+\ell}{2} \rfloor$ を算出する。

ステップS<sub>4</sub>で、 $t$ 個の誤りの内、上記ステップS<sub>3</sub>で算出した $\nu (= \nu + 1 = 0 + 1 = 1)$ 番目の誤り位置を、第 $k+1 (= 0)$ 桁から第 $\ell-1 (= n-1)$ 桁の範囲で求めるために、上記ステップS<sub>3</sub>で

$$\text{求めた } h (= \lfloor \frac{k+\ell}{2} \rfloor = \lfloor \frac{n-1}{2} \rfloor) \text{ に対して次式(B)} \\ p \leq h \cdot (t - \nu + 1) \quad \dots (B)$$

なる関係が満足するか否かが判定され、誤り位置多項式 $\sigma(X)$ へ代入するガロア体の元の範囲が決定される。そして、上記判定の結果、式(B)を満足する場合はステップS<sub>5</sub>に進み、満足しない場合はステップS<sub>6</sub>に進む。ここで、式(B)を満足す

るまで上記ステップS<sub>3</sub>～S<sub>5</sub>を繰り返す。一方、 $\sigma(\alpha^k) = 0$ であればステップS<sub>6</sub>に進む。

ステップS<sub>6</sub>で、 $j_1 = k$ (1番目の誤り桁数を第 $k$ 桁とする)および $p = p - j_1$ が算出されてステップS<sub>11</sub>に進む。

一方、上記ステップS<sub>4</sub>で、式(B)を満足しない場合、すなわち $p \leq \lfloor \frac{n-1}{2} \rfloor \cdot t$ を満足しない場合は、上記(II)および(II)'の関係より $t$ 個の誤りの内、少なくとも1個は第 $(\lfloor \frac{n-1}{2} \rfloor + 1)$ 桁から第 $(n-1)$ 桁の範囲に存在する。そこで、代入する元 $\alpha^\ell$ の $\ell$ の範囲を $\ell = n-1, n-2, \dots, \lfloor \frac{n-1}{2} \rfloor + 1$ とし、 $\sigma(x) = 0$ を満足する $\alpha^{j_1}$ を検出するまでガロア体の元 $\alpha^\ell$ ( $\ell = n-1, n-2, \dots, \lfloor \frac{n-1}{2} \rfloor + 1$ )を順次 $\sigma(X)$ へ代入する。すなわち、

ステップS<sub>7</sub>で、 $\ell$ より1が減算される。

ステップS<sub>10</sub>で、 $\ell$ が $h$ 以下であるか否かが判定され、その結果、 $h$ より大きい場合はステップS<sub>11</sub>

の場合、すなわち、 $p \leq \lfloor \frac{n-1}{2} \rfloor \cdot t$ を満足する場合、

上記(II)および(II)'の関係より $t$ 個の誤り

の内少なくとも1個は第0桁から第 $\lfloor \frac{n-1}{2} \rfloor$ 桁の

範囲に存在する。そこで、代入する元 $\alpha^k$ の $k$ の範囲

を $k = 0, 1, \dots, \lfloor \frac{n-1}{2} \rfloor$ として、 $\sigma(X) = 0$ を満

足する $\alpha^{j_1}$ を検出するまで、ガロア体の元 $\alpha^k$ ( $k$

$= 0, 1, \dots, \lfloor \frac{n-1}{2} \rfloor$ )を順次 $\sigma(X)$ へ代入する。

すなわち、

ステップS<sub>8</sub>で、 $k$ に1が増加される。

ステップS<sub>9</sub>で、 $k$ が $h$ より大きいかが判定され、その結果、 $h$ より小さい場合はステップS<sub>7</sub>に進む。一方、 $h$ より大きい場合は $\sigma(X) = 0$ を満足するガロア体の元が検出されないとして、上記ステップS<sub>11</sub>に進む。

ステップS<sub>7</sub>で、 $\sigma(\alpha^k)$ の演算値が零であるか否かが判定され、その結果、零でなければ上記ステップS<sub>8</sub>に戻り、以下、 $\sigma(\alpha^k)$ の計算値が零に

に進む。一方、 $h$ 以下の場合は $\sigma(X) = 0$ を満足するガロア体の元が検出されないとして、上記ステップS<sub>11</sub>に進む。

ステップS<sub>11</sub>で、 $\sigma(\alpha^{\ell_1})$ の計算値が零であるか否かが判定され、その結果零でなければ上記ステップS<sub>8</sub>に戻り、以下 $\sigma(\alpha^{\ell_1})$ の計算値が零になるまで上記ステップS<sub>7</sub>～S<sub>11</sub>を繰り返す。一方 $\sigma(\alpha^{\ell_1}) = 0$ であれば、ステップS<sub>12</sub>に進む。

ステップS<sub>12</sub>で、 $j_1 = \ell_1$ (1番目の誤り桁数を第 $\ell_1$ 桁とする)および $p = p - j_1$ が算出されてステップS<sub>13</sub>に進む。

以上の各ステップにより第 $j_1$ ( $=k$ あるいは $\ell$ )桁に $\nu = 1$ 番目の誤りが検出される。

ステップS<sub>13</sub>で、 $\nu = \nu + 1$ であるか否かが判定され、 $\nu = \nu + 1$ であればステップS<sub>14</sub>に進む。一方、そうでなければS<sub>8</sub>に戻り、次に、 $\nu = \nu + 1 (= 1 + 1 = 2)$ 番目の誤り位置を、第 $k+1 (= j_1 + 1)$ 桁から第 $\ell-1 (= n-1)$ 桁の範囲、あるいは、第 $k+1 (= 0)$ 桁から第 $\ell-1 (= j_1 - 1)$ 桁の

範囲で求める。すなわち、 $h = \lfloor \frac{k+q}{2} \rfloor (= \lfloor \frac{j_i+n}{2} \rfloor$

あるいは  $\lfloor \frac{j_i-1}{2} \rfloor$ ) および  $p (= p - j_i)$  を用いて、ステップ  $S_{10}$  で再び式(B)を満足するか否かの判定が行なわれ、 $\sigma(X)$ へ代入するガロア体の元  $\alpha^k$  または  $\alpha^q$  の  $k, q$  の範囲を決定し、順次元の代入を行なう。

以上の動作をステップ  $S_{10}$  で  $r = t - 1$  であると判定されるまで繰り返す、 $r = t - 1$  番目までの誤り位置(桁数)  $j_1, j_2, \dots, j_t$  を検出した後、最後の  $t$  番目の誤り位置を上記(Ⅲ)の関係より求める。すなわち、

ステップ  $S_{10}$  で、 $j_t = p$  が算出されて誤り位置検出動作は終了する。

このように、ステップ  $S_{10}$  において、 $p$  が式(B)を満たすか否かを判定し、その結果に基づいて上記誤り位置多項式  $\sigma(X)$  に代入するガロア体の元を、誤り位置の存在可能範囲を上記  $h = \lfloor \frac{k+q}{2} \rfloor$  で仕切ったうちの一方の範囲に存在する元として、代入計算の回数を減少することができるのである。

リ117内に格納されている。そして、プログラムメモリ117のアドレスは、1クロック毎にインクリメントされるプログラムカウンタ119によって設定されると共に、上記プログラムメモリ117に格納されているデータを次アドレスとして設定することもできる。このアドレス設定の切換えは、プログラムメモリ117の内の命令および、演算結果のフラグ情報を保持するフラグレジスタ120の内容によりマルチプレクサ121を制御することによって行なわれる。

上述のALU101の演算は、上記レジスタ群102および入力レジスタ103のスリーステートバッファ群106を制御することによって選択されるデータバス201上のデータと、同様に、上記レジスタ群102および入力レジスタ103のスリーステートバッファ群107を制御することによって選択されるデータバス202上のデータとの間で行なわれる。上記データバス201、202はさらにスリーステートバッファ112、113および変換メモリ110、111のアドレ

第3図は、第1図のリードソロモン符号の復号化回路を実現するための具体的回路構成のブロック図を示す。メモリに格納されたプログラムにより全体を制御される本回路は、例えばガロア体GF(2<sup>8</sup>)上の乗除算のための2<sup>8</sup>-1を法とする加減算機能、および同様にガロア体上の加算のための排他的論理和演算機能を有する算術論理演算回路(ALU)101を有する。レジスタ群102は上記ALUで得られる演算結果を格納し、入力レジスタ103は外部データバス200上のデータを取り込み、出力レジスタ104は上記ALUで得られた計算結果を上記外部データバス200上に出力する。出力レジスタ105は上記出力レジスタ104から計算結果のデータが外部データバス200を介して転送される際に、転送先の上記データバッファ11内のアドレス値を出力する。

上記ALU101に対する演算内容の指令、外部データバス200上におけるデータの入出力およびデータバッファ11のデータに対するリード/ライト動作指令等の制御命令はプログラムメモ

ス入力側に接続され、さらに上記変換メモリ110、111のデータ出力側はスリーステートバッファ114、115に接続されている。ALU101が具体的に演算対象とするデータはスリーステートバッファ112~115を制御することによりデータバス201、202上のデータおよび、そのデータバス201、202上のデータ値によりアドレス指定された変換メモリ110、111内のデータより選択される。また、スリーステートバッファ116を制御することにより、プログラムメモリ117に格納された定数との間の演算が可能となる。ここで、上記変換メモリ110、111にはガロア体GF(2<sup>8</sup>)の元を記憶しており、元  $\alpha^i$  の2進表示のアドレス入力に対して  $i$  を、また元  $\alpha^i$  の  $i$  のアドレス入力に対して  $\alpha^i$  の2進表示を出力し、これら2種の表現の切換えは変換メモリ110、111の上位アドレス制御することによって行なわれる。

<発明の効果>

以上より明らかなように、この発明によれば、ガ

ロア体 $GF(2^m)$ で構成されるリードソロモン符号により符号化されたデータよりシンドロームを発生させ、このシンドロームより導かれる誤り位置多項式に上記ガロア体 $GF(2^m)$ の元を逐次代入して誤り位置を求めるに際し、上記誤り位置多項式 $\sigma(X)$ における $X$ の0次の係数 $\sigma_0$ に基づいて算出される値によって、誤り位置の平均値が誤り位置の存在可能範囲を仕切る所定の値より大きいかな否かを判定し、その判定結果に基づいて、代入するガロア体 $GF(2^m)$ の元を上記所定の値によって仕切られた一方の範囲に存在する元にしたので、上記誤り位置多項式にガロア体 $GF(2^m)$ の元を代入する回数を大幅に減少することができ、リードソロモン符号の復号処理時間を大幅に短縮することができる。

#### 4. 図面の簡単な説明

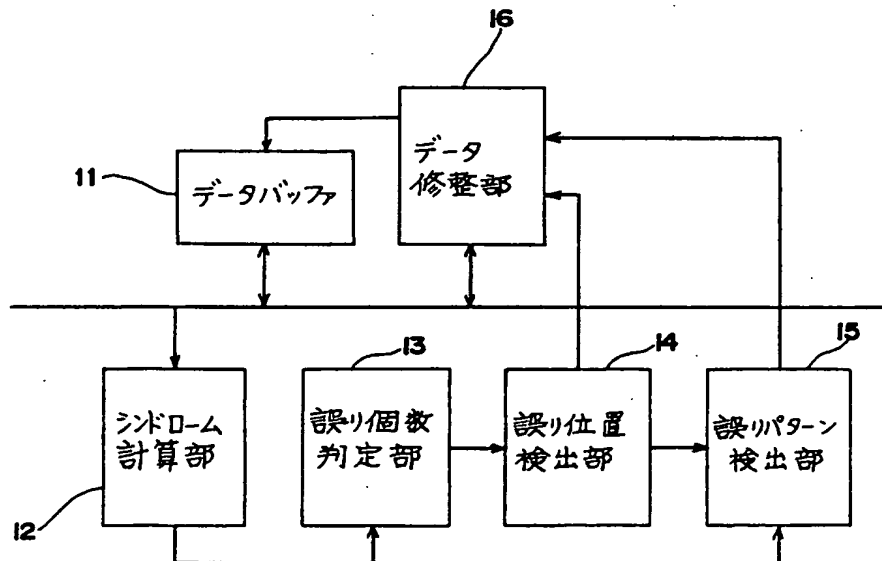
第1図はこの発明におけるリードソロモン符号の復号化回路のブロック図、第2図はこの発明におけるリードソロモン符号の誤り位置検出動作のフローチャート、第3図はこの発明の一実施例を

示すリードソロモン符号の誤り位置検出回路のブロック図である。

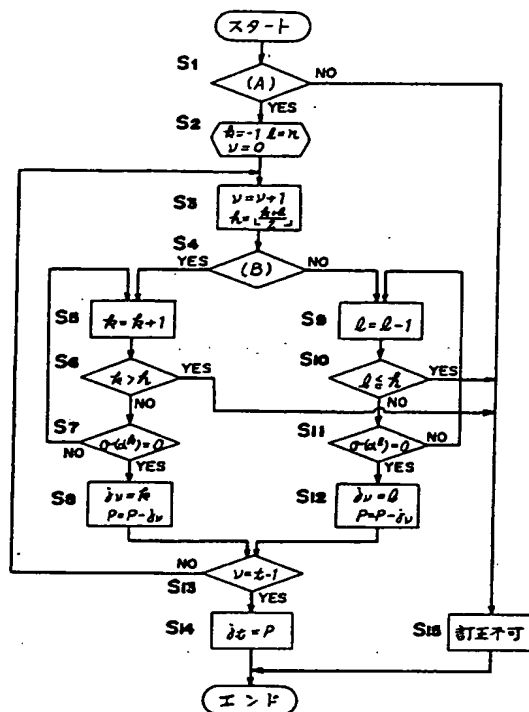
101…算術論理演算回路(ALU)、  
102…レジスタ群、103…入力レジスタ、  
104, 105…出力レジスタ、  
106, 107, 108, 109, 112, 113,  
114, 115, 116…スリーステートバッファ、  
110, 111…変換メモリ、  
117…プログラムメモリ、118…ラッチ回路、  
119…プログラムカウンタ、  
120…フラグレジスタ、  
121…マルチプレクサ。

特 許 出 願 人 シャープ株式会社  
代 理 人 弁 理 士 青 山 保 ほか2名

第 1 図



第 2 図



第 3 図

